

日本国特許庁
PATENT OFFICE
JAPANESE GOVERNMENT

JC525 U.S. PTO
09/489696
01/24/00

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されて
る事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed
in this Office.

出願年月日
Date of Application:

1999年 1月25日

出願番号
Application Number:

平成11年特許願第016257号

出願人
Applicant(s):

村田機械株式会社

辻井 重男

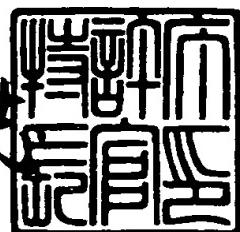
笠原 正雄

CERTIFIED COPY OF
PRIORITY DOCUMENT

1999年 8月18日

特許庁長官
Commissioner,
Patent Office

伴佐山達也



【書類名】 特許願
 【整理番号】 19948
 【提出日】 平成11年 1月25日
 【あて先】 特許庁長官殿
 【国際特許分類】 H04L 9/14
 H04L 9/30
 G09C 1/00
 【発明の名称】 秘密鍵生成方法、暗号化方法及び暗号通信方法

【請求項の数】 3

【発明者】

【住所又は居所】 東京都渋谷区神宮前4-2-19
 【氏名】 辻井 重男

【発明者】

【住所又は居所】 京都府京都市伏見区竹田向代町136番地 村田機械株
 式会社 本社工場内
 【氏名】 村上 恒通

【発明者】

【住所又は居所】 大阪府箕面市粟生外院4丁目15番3号
 【氏名】 笠原 正雄

【特許出願人】

【識別番号】 000006297
 【氏名又は名称】 村田機械株式会社
 【代表者】 村田 純一

【特許出願人】

【住所又は居所】 東京都渋谷区神宮前4-2-19
 【氏名又は名称】 辻井 重男

【特許出願人】

【識別番号】 597008636
 【氏名又は名称】 笠原 正雄

【代理人】

【識別番号】 100078868

【弁理士】

【氏名又は名称】 河野 登夫

【電話番号】 06-6944-4141

【手数料の表示】

【予納台帳番号】 001889

【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

【物件名】 明細書 1

【物件名】 図面 1

【物件名】 要約書 1

【包括委任状番号】 9805283

【プルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 秘密鍵生成方法、暗号化方法及び暗号通信方法

【特許請求の範囲】

【請求項1】 センタから各エンティティへ送付すべき各エンティティ固有の秘密鍵を生成する方法において、前記各エンティティの特定情報を分割した分割特定情報を利用して、前記各エンティティ固有の秘密鍵を生成することを特徴とする秘密鍵生成方法。

【請求項2】 センタから各エンティティへ各エンティティ固有の秘密鍵を送付し、エンティティが前記センタから送付された該エンティティ固有の秘密鍵を利用して平文を暗号文に暗号化する暗号化方法において、前記各エンティティの特定情報を分割した分割特定情報を利用して、前記各エンティティ固有の秘密鍵を生成し、この秘密鍵に含まれている、暗号文の送信先である相手のエンティティの分割特定情報に対応する成分を使用して生成した共通鍵を用いて平文を暗号文に暗号化することを特徴とする暗号化方法。

【請求項3】 センタから各エンティティへ各エンティティ固有の秘密鍵を送付し、一方のエンティティが前記センタから送付された該エンティティ固有の秘密鍵から求めた共通鍵を用いて平文を暗号文に暗号化して他方のエンティティへ伝送し、該他方のエンティティが伝送された暗号文を、前記センタから送付された該エンティティ固有の秘密鍵から求めた、前記共通鍵と同一の共通鍵を用いて元の平文に復号することにより、エンティティ間で情報の通信を行う暗号通信方法において、前記センタが複数設けられており、その複数の各センタは、各エンティティの特定情報を分割した分割特定情報をを利用して各エンティティ固有の秘密鍵を生成し、各エンティティは、自身固有の秘密鍵に含まれている、相手のエンティティの分割特定情報に対応する成分を使用して前記共通鍵を生成するようにしたことを特徴とする暗号通信方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、エンティティ固有の秘密鍵を生成する秘密鍵生成方法、情報の内容

が当事者以外にはわからないように情報を暗号化する暗号化方法、及び、暗号文にて通信を行う暗号通信方法に関する。

【0002】

【従来の技術】

高度情報化社会と呼ばれる現代社会では、コンピュータネットワークを基盤として、ビジネス上の重要な文書・画像情報が電子的な情報という形で伝送通信されて処理される。このような電子情報は、容易に複写が可能である、複写物とオリジナルとの区別が困難であるという性質があり、情報保全の問題が重要視されている。特に、「コンピュータリソースの共有」、「マルチアクセス」、「広域化」の各要素を満たすコンピュータネットワークの実現が高度情報化社会の確立に不可欠であるが、これは当事者間の情報保全の問題とは矛盾する要素を含んでいる。このような矛盾を解消するための有効な手法として、人類の過去の歴史上主として軍事、外交面で用いられてきた暗号技術が注目されている。

【0003】

暗号とは、情報の意味が当事者以外には理解できないように情報を交換することである。暗号において、誰でも理解できる元の文（平文）を第三者には意味がわからない文（暗号文）に変換することが暗号化であり、また、暗号文を平文に戻すことが復号であり、この暗号化と復号との全過程をまとめて暗号系と呼ぶ。暗号化の過程及び復号の過程には、それぞれ暗号化鍵及び復号鍵と呼ばれる秘密の情報が用いられる。復号時には秘密の復号鍵が必要であるので、この復号鍵を知っている者のみが暗号文を復号でき、暗号化によって情報の秘密性が維持され得る。

【0004】

暗号化鍵と復号鍵とは、等しくても良いし、異なっていても良い。両者の鍵が等しい暗号方式は、共通鍵暗号方式と呼ばれ、米国商務省標準局が採用したDES (Data Encryption Standards)はその典型例である。このような共通鍵暗号方式の従来例は、次のような3種の方法に分類できる。

【0005】

① 第1の方法

暗号通信を行う可能性がある相手との共通鍵をすべて秘密保管しておく方法

② 第2の方法

暗号通信の都度、予備通信により鍵を共有し合う方法（Diffie-Hellmanによる鍵共有方式、公開鍵方式による鍵配送方式など）。

③ 第3の方法

各ユーザ（エンティティ）の氏名、住所などの個人を特定する公開された特定情報（ID（Identity）情報）を利用して、予備通信を行うことなく、送信側のエンティティ、受信側のエンティティが独立に同一の共通鍵を生成する方法（KPS（Key Predistribution System）、ID-NIKS（ID-based Non-Interactive Key Sharing Schemes）など）。

【0006】

【発明が解決しようとする課題】

このような従来の3種の方法には、以下に述べるような問題がある。第1の方法では、すべての共通鍵を保管しておくようにするので、不特定多数のユーザがエンティティとなって暗号通信を行うネットワーク社会には適さない。また、第2の方法は、鍵共有のための予備通信が必要である点が問題である。

【0007】

第3の方法は、予備通信が不要であり、公開された相手のID情報とセンタから予め配布されている固有の秘密パラメータとを用いて、任意の相手との共通鍵を生成できるので、便利な方法である。しかしながら、次のような2つの問題点がある。一つは、センタがBig Brotherとなる（すべてのエンティティの秘密を握っており、Key Escrow Systemになってしまう）点である。もう一つは、ある数のエンティティが結託するとセンタの秘密を演算できる可能性がある点である。この結託問題については、これを計算量的に回避するための工夫が多数なされているが、完全な解決は困難である。

【0008】

この結託問題の難しさは、ID情報に基づく秘密パラメータがセンタ秘密と個人秘密との二重構造になっていることに起因する。第3の方法では、センタの公

開パラメータと個人の公開ID情報とこの2種類の秘密パラメータとにて暗号系が構成され、しかも各エンティティが各自に配布された個人秘密を見せ合ってもセンタ秘密が露呈されないようにする必要がある。よって、その暗号系の構築の実現には解決すべき課題が多い。

【0009】

本発明は斯かる事情に鑑みてなされたものであり、特定情報（ID情報）をいくつかに分割し、複数の各センタからその分割した特定情報に基づくすべての秘密鍵をエンティティに配布することにより、数学的構造を最小限に抑えることができて、結託問題の回避を可能にし、その暗号系の構築が容易であるID-NIKSによる秘密鍵生成方法、暗号化方法及び暗号通信方法を提供することを目的とする。

【0010】

【課題を解決するための手段】

請求項1に係る秘密鍵生成方法は、センタから各エンティティへ送付すべき各エンティティ固有の秘密鍵を生成する方法において、前記各エンティティの特定情報を分割した分割特定情報をを利用して、前記各エンティティ固有の秘密鍵を生成することを特徴とする。

【0011】

請求項2に係る暗号化方法は、センタから各エンティティへ各エンティティ固有の秘密鍵を送付し、エンティティが前記センタから送付された該エンティティ固有の秘密鍵を利用して平文を暗号文に暗号化する暗号化方法において、前記各エンティティの特定情報を分割した分割特定情報をを利用して、前記各エンティティ固有の秘密鍵を生成し、この秘密鍵に含まれている、暗号文の送信先である相手のエンティティの分割特定情報に対応する成分を使用して生成した共通鍵を用いて平文を暗号文に暗号化することを特徴とする。

【0012】

請求項3に係る暗号通信方法は、センタから各エンティティへ各エンティティ固有の秘密鍵を送付し、一方のエンティティが前記センタから送付された該エンティティ固有の秘密鍵から求めた共通鍵を用いて平文を暗号文に暗号化して他方

のエンティティへ伝送し、該他方のエンティティが伝送された暗号文を、前記センタから送付された該エンティティ固有の秘密鍵から求めた、前記共通鍵と同一の共通鍵を用いて元の平文に復号することにより、エンティティ間で情報の通信を行う暗号通信方法において、前記センタが複数設けられており、その複数の各センタは、各エンティティの特定情報を分割した分割特定情報を利用して各エンティティ固有の秘密鍵を生成し、各エンティティは、自身固有の秘密鍵に含まれている、相手のエンティティの分割特定情報に対応する成分を使用して前記共通鍵を生成するようにしたことを特徴とする。

【0013】

結託問題を解決することを目的として提案されてきたエンティティの特定情報に基づく種々の暗号系が不成功となった理由は、エンティティの結託情報からセンタ秘密を割り出せないようにするための工夫を数学的構造に求め過ぎていたためである。数学的構造が複雑過ぎると、安全性を証明するための方法も困難となる。そこで、本発明では、エンティティの特定情報をいくつかに分割し、分割した各特定情報についてすべての秘密鍵をエンティティに配布することにより、数学的構造を最小限に抑えるようにする。

【0014】

本発明では、複数のセンタが設けられ、各センタはあるエンティティの分割した1つの特定情報に対応する秘密鍵を生成する。よって、すべてのエンティティの秘密を1つのセンタが握るようなことはなく、各センタがBig Brother にならない。また、数学的構造を最小限に抑えているので、結託問題の回避を実現しやすく、また、暗号系の実現も容易となる。更に、各エンティティが共通鍵を生成するための自身固有の秘密鍵をセンタから送付されて予めテーブル形式で保持しているので、共通鍵生成に要する時間を大幅に短くできる。

【0015】

【発明の実施の形態】

以下、本発明の実施の形態について具体的に説明する。

図1は、本発明の暗号通信システムの構成を示す模式図である。情報の隠匿を信頼できる複数（K個）のセンタ1が設定されており、これらのセンタ1として

は、例えば社会の公的機関を該当できる。このように複数のセンタ1を設けた点が従来の第3の方法とは異なる。

【0016】

これらの各センタ1と、この暗号系システムを利用するユーザとしての複数の各エンティティ a, b, \dots, z とは、秘密通信路 $2_{a1}, \dots, 2_{aK}, 2_{b1}, \dots, 2_{bK}, \dots, 2_{z1}, \dots, 2_{zK}$ により接続されており、これらの秘密通信路を介して各センタ1から秘密の鍵情報が各エンティティ a, b, \dots, z へ伝送されるようになっている。また、2人のエンティティの間には通信路 $3_{ab}, 3_{az}, 3_{bz}, \dots$ が設けられており、この通信路 $3_{ab}, 3_{az}, 3_{bz}, \dots$ を介して通信情報を暗号化した暗号文が互いのエンティティ間で伝送されるようになっている。

【0017】

〔第1実施の形態〕

まず、本発明の基本方式である第1実施の形態について説明する。

【0018】

(センタ1での準備処理)

センタ1は以下の公開鍵及び秘密鍵を準備し、公開鍵を公開する。

公開鍵 P 大きな素数

L IDベクトルのサイズ ($L = KM$)

K IDベクトルの分割ブロック数

M 分割したIDベクトルのサイズ

秘密鍵 g GF(P)の原始元

H_j 乱数からなる $2^M \times 2^M$ の対称行列
($j = 1, 2, \dots, K$)

α_{ij} エンティティ i の個人秘密乱数

(但し、 $\alpha_{i1} \alpha_{i2} \cdots \alpha_{iK} \equiv 1 \pmod{P-1}$)

【0019】

各エンティティの氏名、住所などを示す特定情報であるIDベクトルを L 次元2進ベクトルとし、図2に示すようにそのIDベクトルをブロックサイズ M 每に K 個のブロックに分割する。例えば、エンティティ i のIDベクトル(ベクトル

I_i) を式 (1) のように分割する。分割特定情報である各ベクトル I_{ij} ($j = 1, 2, \dots, K$) を ID 分割ベクトルと呼ぶ。

【0020】

【数1】

$$\overrightarrow{I_i} = [\overrightarrow{I_{i1}} | \overrightarrow{I_{i2}} | \cdots | \overrightarrow{I_{iK}}] \quad \cdots (1)$$

【0021】

(エンティティの登録処理)

エンティティ i に登録を依頼された各センタ 1 は、準備した鍵とエンティティ i の K 個の ID 分割ベクトルについて、それぞれに対応する K 個の秘密鍵ベクトル s_{ij} ($j = 1, 2, \dots, K$) を以下の式 (2-1), (2-2), …, (2-K) に従って求め、求めたベクトル s_{ij} を秘密裏に送って、登録を完了する。

【0022】

【数2】

$$\overrightarrow{s_{i1}} \equiv g^{\alpha_{i1} H_1[\overrightarrow{I_{i1}}]} \pmod{P} \quad \cdots (2-1)$$

$$\begin{aligned} \overrightarrow{s_{i2}} &\equiv \alpha_{i2} H_2[\overrightarrow{I_{i2}}] \pmod{P-1} \\ &\vdots \end{aligned} \quad \cdots (2-2)$$

$$\overrightarrow{s_{iK}} \equiv \alpha_{iK} H_K[\overrightarrow{I_{iK}}] \pmod{P-1} \quad \cdots (2-K)$$

【0023】

但し、 g をスカラー、 A, B を行列とした場合、 $B = g^A$ は A の各 (μ, ν) 成分について g のべき乗を行うことを表す。即ち、式 (3) のようになる。また、 H_j [ベクトル I_{ij}] は対称行列 H_j からベクトル I_{ij} に対応した行を 1 行抜き出したものを表し、[\cdot] の操作を参照と定義する。

【0024】

【数3】

$$B_{\mu\nu} = g^{\alpha\mu\nu} \quad \dots (3)$$

【0025】

(エンティティ間の共通鍵の生成処理)

エンティティ i は、自身の秘密鍵ベクトル s_{i1} の中から、エンティティ m の I D分割ベクトルであるベクトル I_{m1} に対応する成分のベクトル s_{i1} [ベクトル I_{m1}] を選び出し、また、 $j = 2, \dots, K$ の各ブロックについて秘密鍵ベクトル s_{ij} の中から、ベクトル I_{mj} に対応する成分のベクトル s_{ij} [ベクトル I_{mj}] を各ブロック毎に選び出す。そして、 P を法とし、ベクトル s_{i1} [ベクトル I_{m1}] を底として残りのすべてのベクトル s_{ij} [ベクトル I_{mj}] ($j = 2, \dots, K$) を順次べき乗することにより、共通鍵 K_{im} を求める。この K_{im} を求める演算式は具体的に式 (4) となり、この K_{im} はエンティティ m 側から求めた共通鍵 K_{mi} と一致する。

【0026】

【数4】

$$\begin{aligned} K_{im} &\equiv \overrightarrow{s_{i1}} [\overrightarrow{I_{m1}}] \xrightarrow{\overrightarrow{s_{i2}}} [\overrightarrow{I_{m2}}] \cdots \xrightarrow{\overrightarrow{s_{iK}}} [\overrightarrow{I_{mK}}] \\ &\equiv g^{\alpha_{i1} \cdots \alpha_{iK}} H_1 [\overrightarrow{I_{i1}}] [\overrightarrow{I_{m1}}] \cdots H_K [\overrightarrow{I_{iK}}] [\overrightarrow{I_{mK}}] \\ &\equiv g^{H_1 [\overrightarrow{I_{i1}}] [\overrightarrow{I_{m1}}] \cdots H_K [\overrightarrow{I_{iK}}] [\overrightarrow{I_{mK}}]} \pmod{P} \end{aligned} \quad \dots (4)$$

【0027】

次に、上述した暗号システムにおけるエンティティ間の情報の通信について説明する。図3は、2人のエンティティ a , b 間における情報の通信状態を示す模

式図である。図2の例は、エンティティ a が平文（メッセージ）Mを暗号文Cに暗号化してそれをエンティティ b へ伝送し、エンティティ b がその暗号文Cを元の平文（メッセージ）Mに復号する場合を示している。

【0028】

j (j = 1, 2, …, K) 番目のセンタ1には、各エンティティ a, b 固有のベクトル s_{aj} , s_{bj} （秘密鍵）を前記式 (2-j) に従って求める秘密鍵生成器 1 a が備えられている。そして、各エンティティ a, b から登録が依頼されると、そのエンティティ a, b の秘密鍵ベクトル s_{aj} , s_{bj} がエンティティ a, b へ送付される。

【0029】

エンティティ a 側には、K 個の各センタ1から送られる固有の秘密鍵ベクトル $s_{a1}, \dots, s_{aj}, \dots, s_{aK}$ をテーブル形式で格納しているメモリ10と、これらの秘密鍵ベクトルの中からエンティティ b に対応する成分であるベクトル s_{a1} [ベクトル I_{b1}], …, ベクトル s_{aj} [ベクトル I_{bj}], …, ベクトル s_{aK} [ベクトル I_{bK}] を選び出す成分選出器11と、選び出されたこれらの成分を使用してエンティティ a が求めるエンティティ b との共通鍵 K_{ab} を生成する共通鍵生成器12と、共通鍵 K_{ab} を用いて平文（メッセージ）Mを暗号文Cに暗号化して通信路30へ出力する暗号化器13とが備えられている。

【0030】

また、エンティティ b 側には、各センタ1から送られる固有の秘密鍵ベクトル $s_{b1}, \dots, s_{bj}, \dots, s_{bK}$ をテーブル形式で格納しているメモリ20と、これらの秘密ベクトルの中からエンティティ a に対応する成分であるベクトル s_{b1} [ベクトル I_{a1}], …, ベクトル s_{bj} [ベクトル I_{aj}], …, ベクトル s_{bK} [ベクトル I_{aK}] を選び出す成分選出器21と、選び出されたこれらの成分を使用してエンティティ b が求めるエンティティ a との共通鍵 K_{ba} を生成する共通鍵生成器22と、共通鍵 K_{ba} を用いて通信路30から入力した暗号文Cを平文（メッセージ）Mに復号して出力する復号器23とが備えられている。

【0031】

エンティティ a からエンティティ b へ情報を伝送しようとする場合、まず、各

センタ1で式(2-1), (2-2), …, (2-K)に従って求められて、予めメモリ10に格納されている秘密鍵ベクトル $s_{a1}, s_{a2}, \dots, s_{aK}$ が成分選出器11へ読み出される。そして、成分選出器11にて、エンティティbに対応する成分であるベクトル s_{a1} [ベクトル I_{b1}], ベクトル s_{a2} [ベクトル I_{b2}], …, ベクトル s_{aK} [ベクトル I_{bK}] が選び出されて共通鍵生成器12へ送られる。共通鍵生成器12にて、これらの成分を使用して式(4)に従って共通鍵 K_{ab} が求められ、暗号化器13へ送られる。暗号化器13において、この共通鍵 K_{ab} を用いて平文(メッセージ)Mが暗号文Cに暗号化され、暗号文Cが通信路30を介して伝送される。

【0032】

通信路30を伝送された暗号文Cはエンティティbの復号器23へ入力される。各センタ1で式(2-1), (2-2), …, (2-K)に従って求められて、予めメモリ20に格納されている秘密鍵ベクトル $s_{b1}, s_{b2}, \dots, s_{bK}$ が成分選出器21へ読み出される。そして、成分選出器21にて、エンティティaに対応する成分であるベクトル s_{b1} [ベクトル I_{a1}], ベクトル s_{b2} [ベクトル I_{a2}], …, ベクトル s_{bK} [ベクトル I_{aK}] が選び出されて共通鍵生成器22へ送られる。共通鍵生成器22にて、これらの成分を使用して式(4)に従って共通鍵 K_{ba} が求められ、復号器23へ送られる。復号器23において、この共通鍵 K_{ba} を用いて暗号文Cが平文(メッセージ)Mに復号される。

【0033】

本発明の方式では、各エンティティ固有の秘密鍵ベクトルが予めエンティティ側のメモリに格納されているので、共通鍵生成に要する時間が短くて済む。

【0034】

次に、本発明の方式における安全性について説明する。

安全なID-NIKSの必要条件として、秘密鍵生成関数及び鍵共有関数が多項式時間で分離できないことが知られている。以下に、本発明の方式がこの必要条件を満たすことを示す。

【0035】

(秘密鍵生成関数)

本発明の方式は、式(5)、(6)に示すK個の秘密鍵生成関数を有する。

【0036】

【数5】

$$f_1(\vec{x}) = g^{\alpha_{11}H_1[\vec{x}]} \quad (j=1) \cdots (5)$$

$$f_j(\vec{x}) = \alpha_{1j}H_j[\vec{x}] \quad (j=2, \dots, K) \cdots (6)$$

【0037】

H を任意の対称行列した場合、式(7)、(8)に示すように、参照関数 $[\cdot]$ は明らかに分離不可能である。

【0038】

【数6】

$$H[\vec{x} + \vec{y}] \neq H[\vec{x}] + H[\vec{y}] \cdots (7)$$

$$H[\vec{x} + \vec{y}] \neq H[\vec{x}] \cdot H[\vec{y}] \cdots (8)$$

【0039】

従って、前記式(5)、(6)で表されるK個の秘密鍵生成関数は、式(9)に示すように、分離不可能である。

【0040】

【数7】

$$f_j(\vec{x} + \vec{y}) \neq f_j(\vec{x}) \circ f_j(\vec{y}) \quad (j=1, 2, \dots, K) \cdots (9)$$

【0041】

(鍵共有関数)

本発明の方式における鍵共有関数を、式(10)に示す。

【0042】

【数8】

$$F(\vec{x}, \vec{y}) = g^{H_1[\vec{x}_1][\vec{y}_1] \cdots H_K[\vec{x}_K][\vec{y}_K]} \quad \cdots (10)$$

【0043】

秘密鍵生成関数の場合と同様に、式(10)で表される鍵共有関数は、式(11)に示すように、分離不可能である。

【0044】

【数9】

$$F(\vec{a}, \vec{x} + \vec{y}) \neq F(\vec{a}, \vec{x}) \circ F(\vec{a}, \vec{y}) \quad \cdots (11)$$

【0045】

従来より、不特定多数のエンティティの結託によって暗号システム全体を破る攻撃（以下、非買収結託という）が議論されている。一方、ある特定の個人のみを攻撃する場合には、攻撃に必要なエンティティのみを買収して、より少ない数の結託者にて行う攻撃（以下、買収結託という）も有効である。以下、これらの非買収結託、買収結託に対する本発明の方式の安全性について考察する。

【0046】

（非買収結託に対する安全性）

任意のエンティティのIDベクトルを結託者のIDベクトルの線形結合で表現すること（結合攻撃）ができる、しかも、秘密鍵生成関数または鍵共有関数が多項式時間で分離可能である場合には、他のエンティティの秘密鍵を結託者の秘密鍵から偽造すること（分離攻撃）が可能である。このような攻撃を線形攻撃という

【0047】

本発明の方式でも、一次独立な L 人の結託者の ID ベクトルを使用することにより、任意のエンティティの ID ベクトルを線形結合として表現することができる。つまり、L 人以上のエンティティによる結合攻撃は成立する。しかしながら、前述したように秘密鍵生成関数及び鍵共有関数が分離不可能な関数であるので、万一任意のエンティティに対して結合攻撃が成立した場合においても、そのエンティティの秘密鍵及び共通鍵を分離攻撃によって偽造することはできない。よって、本発明の方式には線形攻撃が通用しない。従って、非買収結託に対して本発明の方式は、L よりはるかに高い結託閾値（結合攻撃に必要な最小の結託者数）を有する。

【0048】

（買収結託に対する安全性）

本発明の方式に対して、特定のエンティティを攻撃する場合には、攻撃に必要なすべてのエンティティを買収し、買収したエンティティの秘密鍵のすべてを用いることによる以下のような乱数置換攻撃が考えられる。

【0049】

エンティティの ID を分かりやすいように氏名の漢字 4 文字 ($L = 4 \times 16 = 64$ ピット) とし、漢字 1 文字を 1 ブロックとした例で説明する。即ち、 $K = 4$ 、 $M = 16$ と設定する。

【0050】

エンティティ Z, A, B, C, D の ID を以下のように設定し、エンティティ A, B, C, D を買収してエンティティ Z を攻撃する場合について考える。

【0051】

【数10】

$$\overrightarrow{I_Z} = [\text{辻} | \text{井} | \text{重} | \text{男}]$$

$$\overrightarrow{I_A} = [\text{辻} | \text{本} | \text{恵} | \text{子}]$$

$$\overrightarrow{I_B} = [\text{中} | \text{井} | \text{邦} | \text{夫}]$$

$$\overrightarrow{I_C} = [\text{山} | \text{田} | \text{重} | \text{人}]$$

$$\overrightarrow{I_D} = [\text{佐} | \text{藤} | \text{和} | \text{男}]$$

【0052】

エンティティZの秘密鍵は以下のようになる。

【0053】

【数11】

$$\overrightarrow{s_{Z1}} \equiv g^{\alpha_{Z1}} H_1[\text{辻}] \pmod{P}$$

$$\overrightarrow{s_{Z2}} \equiv \alpha_{Z2} H_2[\text{井}] \pmod{P-1}$$

$$\overrightarrow{s_{Z3}} \equiv \alpha_{Z3} H_3[\text{重}] \pmod{P-1}$$

$$\overrightarrow{s_{Z4}} \equiv \alpha_{Z4} H_4[\text{男}] \pmod{P-1}$$

【0054】

詐欺者は以下のような計算を行って、エンティティZの秘密鍵を偽造する。

【0055】

【数12】

$$\begin{aligned}
 \overrightarrow{s_{Z1}}' &\equiv \overrightarrow{s_{A1}} \equiv g^{\alpha_{A1}} H_1[\text{辻}] \pmod{P} \\
 \overrightarrow{s_{Z2}}' &\equiv \frac{\overrightarrow{s_{A2}}[\text{井}]}{\overrightarrow{s_{B2}}[\text{本}]} \cdot \overrightarrow{s_{B2}} \equiv \frac{\alpha_{A2} H_2[\text{本}][\text{井}]}{\alpha_{B2} H_2[\text{井}][\text{本}]} \cdot \alpha_{B2} H_2[\text{井}] \\
 &\equiv \alpha_{A2} H_2[\text{井}] \pmod{P-1} \\
 \overrightarrow{s_{Z3}}' &\equiv \frac{\overrightarrow{s_{A3}}[\text{重}]}{\overrightarrow{s_{C3}}[\text{恵}]} \cdot \overrightarrow{s_{C3}} \equiv \frac{\alpha_{A3} H_3[\text{恵}][\text{重}]}{\alpha_{C3} H_3[\text{重}][\text{恵}]} \cdot \alpha_{C3} H_3[\text{重}] \\
 &\equiv \alpha_{A3} H_3[\text{重}] \pmod{P-1} \\
 \overrightarrow{s_{Z4}}' &\equiv \frac{\overrightarrow{s_{A4}}[\text{男}]}{\overrightarrow{s_{D4}}[\text{子}]} \cdot \overrightarrow{s_{D4}} \equiv \frac{\alpha_{A4} H_4[\text{子}][\text{男}]}{\alpha_{D4} H_4[\text{男}][\text{子}]} \cdot \alpha_{D4} H_4[\text{男}] \\
 &\equiv \alpha_{A4} H_4[\text{男}] \pmod{P-1}
 \end{aligned}$$

【0056】

偽造したベクトル $s_{Z1}' \sim s_{Z4}'$ はそれぞれベクトル $s_{Z1} \sim s_{Z4}$ と同等の働きをすることが分かる。このように、本発明の方式に対して、攻撃に必用なエンティティを買収することが可能である状況では、確かに結託攻撃が成立する。

【0057】

しかしながら、このような買収結託攻撃が成立するためには、攻撃目標のエンティティの K 個のすべての ID 分割ベクトルに対し、全く同一の ID 分割ベクトルを有する結託者の秘密鍵を入手する必要がある。ある特定のブロックについて、全く同一の ID 分割ベクトルを有するエンティティは 2^M 人に 1 人であり、この特別なエンティティを K ブロックすべて買収することは、 $M=10$, $K=100$ 程度としても、現実的には容易でない。従って、買収結託に対しても本発明の方式は安全であると言える。なお、パラメータ M , K は、暗号システムの規模及び/または要求される安全性の程度に応じて適切に設定することができる。

【0058】

図4は、本発明の記録媒体の実施例の構成を示す図である。ここに例示するプログラムは、各センタから送られてくる秘密鍵ベクトル s_{ij} の中からエンティティ m に対応する成分を選び出す処理と、これらの選び出した成分を使用して式(4)に従って共通鍵 K_{im} を求める処理とを含んでおり、以下に説明する記録媒体に記録されている。なお、コンピュータ40は、各エンティティ側に設けられている。

【0059】

図4において、コンピュータ40とオンライン接続する記録媒体41は、コンピュータ40の設置場所から隔たって設置される例えばWWW(World Wide Web)のサーバコンピュータを用いてなり、記録媒体41には前述の如きプログラム41aが記録されている。記録媒体41から読み出されたプログラム41aがコンピュータ40を制御することにより、各エンティティにおいて通信対象のエンティティに対する共通鍵を演算する。

【0060】

コンピュータ40の内部に設けられた記録媒体42は、内蔵設置される例えばハードディスクドライブまたはROMなどを用いてなり、記録媒体42には前述の如きプログラム42aが記録されている。記録媒体42から読み出されたプログラム42aがコンピュータ40を制御することにより、各エンティティにおいて通信対象のエンティティに対する共通鍵を演算する。

【0061】

コンピュータ40に設けられたディスクドライブ40aに装填して使用される記録媒体43は、運搬可能な例えば光磁気ディスク、CD-ROMまたはフレキシブルディスクなどを用いてなり、記録媒体43には前述の如きプログラム43aが記録されている。記録媒体43から読み出されたプログラム43aがコンピュータ40を制御することにより、各エンティティにおいて通信対象のエンティティに対する共通鍵を演算する。

【0062】

ところで、買収結託による乱数置換攻撃を回避するためには、分割ブロックが

独立して攻撃されないような工夫を施せば良い。即ち、全ブロックすべての計算を完了して初めて乱数項が消去されるようにすれば良い。このような観点に基づいて第1実施の形態を改良した2つの実施の形態について、以下に説明する。

【0063】

〔第2実施の形態〕

乱数消去方法を組み合わせることにより、乱数置換攻撃に対して強化した本発明の他の例（第2実施の形態）を説明する。

【0064】

(センタ1での準備処理)

第1実施の形態と同様に、センタ1は以下の公開鍵及び秘密鍵を準備し、公開鍵を公開する。

公開鍵 P 大きな素数

L IDベクトルのサイズ ($L = KM$)

K IDベクトルの分割ブロック数

M 分割したIDベクトルのサイズ

秘密鍵 g $GF(P)$ の原始元

H_j 亂数からなる $2^M \times 2^M$ の対称行列
($j = 1, 2, \dots, K$)

α_i エンティティ i の個人秘密乱数

(但し、 $\alpha_{i1}\alpha_{i2}\cdots\alpha_{iK} \equiv 1 \pmod{P-1}$)

【0065】

なお、RSA暗号の安全性を用いるため、 $P-1$ を素因数分解することが困難となるように P を設定する。このようにするためには、 $P = 2pq + 1$ (p, q : 素数) となる素数を使用すれば良い。

【0066】

また、第1実施の形態と同様に、各エンティティのIDベクトルを、ブロックサイズ M の K 個のブロック (ID分割ベクトル) に分割する (図2, 式(1) 参照)。

【0067】

更に、式(12)に示すように1DからK-1次元の第2IDベクトル v_i を生成するハッシュ関数 $h(\cdot)$ をセンタ1は公開する。但し、このハッシュ関数で生成された第2IDベクトル v_i の各成分は正の整数をとり、式(13)に示すように、それらの和は比較的小な定数 e になるとする。

【0068】

【数13】

$$\overrightarrow{v_i} = (v_{i1}, v_{i2}, \dots, v_{iK}) = h(ID_i) \quad \dots (12)$$

$$\sum_{j=2}^K v_{ij} = e \quad \dots (13)$$

【0069】

(エンティティの登録処理)

エンティティ*i*に登録を依頼された各センタ1は、準備した鍵とエンティティ*i*のK個のID分割ベクトルについて、それぞれに対応するK個の秘密鍵ベクトル s_{ij} ($j = 1, 2, \dots, K$) を以下の式(14-1), (14-2), ..., (14-K)に従って求め、求めたベクトル s_{ij} を秘密裏に送って、登録を完了する。

【0070】

【数14】

$$\overrightarrow{s_{i1}} \equiv g^{\alpha_i - e} H_1 [\overrightarrow{I_{i1}}] \pmod{P} \quad \dots (14-1)$$

$$\overrightarrow{s_{i2}} \equiv \alpha_i H_2 [\overrightarrow{I_{i2}}]^{v_{i2}} \pmod{P-1} \quad \dots (14-2)$$

 \vdots

$$\overrightarrow{s_{iK}} \equiv \alpha_i H_K [\overrightarrow{I_{iK}}]^{v_{iK}} \pmod{P-1} \quad \dots (14-K)$$

【0071】

(エンティティ間の共通鍵の生成処理)

エンティティ*i*は、公開されているハッシュ関数 $h(\cdot)$ を用いて、相手のエ

ンティティ m の第2IDベクトルのベクトル v_m を式(15)に従って求める。

【0072】

【数15】

$$\overrightarrow{v_m} = (v_{m2}, v_{m3}, \dots, v_{mK}) = h(ID_m) \cdots (15)$$

【0073】

エンティティ*i*は、自分の秘密鍵ベクトル s_{i1} の中から、エンティティ m のID分割ベクトルであるベクトル I_{m1} に対応する成分のベクトル s_{i1} [ベクトル I_{m1}] を選び出し、また、 $j = 2, \dots, K$ の各ブロックについて秘密鍵ベクトル s_{ij} の中から、ベクトル I_{mj} に対応する成分のベクトル s_{ij} [ベクトル I_{mj}] を各ブロック毎に選び出す。そして、Pを法とし、ベクトル s_{i1} [ベクトル I_{m1}] を底として残りのすべてのベクトル s_{ij} [ベクトル I_{mj}] ($j = 2, \dots, K$) を順次 v_{mj} 回ずつ繰り返しへべき乗することにより、共通鍵 K_{im} を求める。この K_{im} を求める演算式は具体的に式(16)となり、この K_{im} はエンティティ m 側から求めた共通鍵 K_{mi} と一致する。

【0074】

【数16】

$$\begin{aligned}
 K_{im} &\equiv \overrightarrow{s_{i1}} [I_{m1}] \xrightarrow{\overrightarrow{s_{i2}}} [I_{m2}] \xrightarrow{\overrightarrow{s_{i3}}} \cdots \xrightarrow{\overrightarrow{s_{iK}}} [I_{mK}] \xrightarrow{\overrightarrow{v_{m2}}} \cdots \xrightarrow{\overrightarrow{v_{mK}}} \\
 &\equiv g^{\alpha_i^{-e} \alpha_i^e \cdot H_{1[1][m1]} \cdot H_{2[12][m2]}^{v_{m2}} \cdots H_{K[1K][mK]}^{v_{mK}}} \\
 &\equiv g^{H_{1[1][m1]} \cdot H_{2[12][m2]}^{v_{i2} v_{m2}} \cdots H_{K[1K][mK]}^{v_{iK} v_{mK}}} \pmod{P} \\
 &\cdots (16)
 \end{aligned}$$

但し、第二式以降、 $[I_{ij}]$ を $[ij]$ と略記

【0075】

(乱数置換攻撃に対する安全性)

前記のエンティティ A, B の実例において、一般に $v_{A2} \neq v_{B2}$ となるので、以下の式 (17) に示すように、乱数置換攻撃は成立しない。

【0076】

【数17】

$$\begin{aligned}
 \overrightarrow{s}_{Z2}' &\equiv \frac{\overrightarrow{s}_{A2} [\#]}{\overrightarrow{s}_{B2} [\text{本}]} \cdot \overrightarrow{s}_{B2} \\
 &\equiv \frac{\alpha_A H_2 [\text{本}] [\#]}{\alpha_B H_2 [\#] [\text{本}]} \cdot \alpha_B H_2 [\#] \\
 &\not\equiv \alpha_A H_2 [\#] \pmod{P-1} \quad \dots (17)
 \end{aligned}$$

【0077】

〔第3実施の形態〕

定数項を追加することにより、個人乱数消去のプロセスを複雑にした本発明の他の例（第3実施の形態）を説明する。

【0078】

(センタ1での準備処理)

第1実施の形態と同様に、センタ1は以下の公開鍵及び秘密鍵を準備し、公開鍵を公開する。

公開鍵 N $N = P Q$ (P, Q : 大きな素数)L I Dベクトルのサイズ ($L = KM$)

K I Dベクトルの分割ブロック数

M 分割した I Dベクトルのサイズ

秘密鍵 g N を法とする最大生成元

 H_j 亂数からなる $2^M \times 2^M$ の対称行列
 $(j = 1, 2, \dots, K)$

α_{ij} エンティティ i の個人秘密乱数

(但し、 $\alpha_{i1} \alpha_i \alpha_{iK} \equiv 1 \pmod{\lambda(N)}$)

$\lambda(\cdot)$ はカーマイケル関数)

【0079】

また、第1実施の形態と同様に、各エンティティのIDベクトルを、ブロックサイズMのK個のブロック (ID分割ベクトル) に分割する (図2、式(1)参照)。

【0080】

(エンティティの登録処理)

エンティティ i に登録を依頼された各センタ1は、準備した鍵とエンティティ i のK個のID分割ベクトルについて、それぞれに対応するK個の秘密鍵ベクトル s_{ij} ($j = 1, 2, \dots, K-1, K$) を以下の式 (18-1), (18-2), ..., (18-K-1), (18-K) に従って求める。

【0081】

【数18】

$$\overrightarrow{s_{i1}} \equiv g^{\alpha_{i1} H_1 [\overrightarrow{I_{i1}}]} \pmod{N} \quad \dots (18-1)$$

$$\begin{aligned} \overrightarrow{s_{i2}} &= \alpha_{i2} H_2 [\overrightarrow{I_{i2}}] + \beta_{i2} \\ &\vdots \end{aligned} \quad \dots (18-2)$$

$$\overrightarrow{s_{i,K-1}} = \alpha_{i,K-1} H_{K-1} [\overrightarrow{I_{i,K-1}}] + \beta_{i,K-1} \quad \dots (18-K-1)$$

$$\overrightarrow{s_{iK}} = \alpha_{iK} H_K [\overrightarrow{I_{iK}}] \quad \dots (18-K)$$

【0082】

第3実施の形態は、第1実施の形態において、 $\alpha_{i2} = \dots = \alpha_{i,K-1} = \alpha_i$ とし、 $\alpha_{i1} \alpha_i \alpha_{iK} \equiv 1 \pmod{\lambda(N)}$ としたものに、更に $K-2$ 個の個人乱数 $\beta_{i2}, \dots, \beta_{i,K-1}$ を追加したものである。センタ1は、式(19)に従って

、ベクトル t_i を求める。但し、 $\beta_i = \beta_{i2} + \dots + \beta_{i,K-1}$ とする。求めたベクトル s_{ij} 及びベクトル t_i を秘密裏に送って、登録を完了する。

【0083】

【数19】

$$\vec{t}_i \equiv g^{-\alpha_{i1} H_1 [\vec{I}_{i1}] \beta_i} \pmod{N} \quad \dots \quad (19)$$

【0084】

(エンティティ間の共通鍵の生成処理)

エンティティ i は、まず、 $j = 2, \dots, K-1$ の各ブロックについて秘密鍵ベクトル s_{ij} の中から、エンティティ m の ID 分割ベクトルであるベクトル I_{mj} に対応する列ベクトル s_{ij} [ベクトル I_{mj}] を各ブロック毎に選び出し、それらのすべての和 S_{im} を、式 (20) のように求める。

【0085】

【数20】

$$\begin{aligned} S_{im} &= \sum_{j=2}^{K-1} \vec{s}_{ij} [\vec{I}_{mj}] \\ &= \alpha_i \sum_{j=2}^{K-1} H_j [\vec{I}_{i1}] [\vec{I}_{mj}] + \beta_i \quad \dots \quad (20) \end{aligned}$$

【0086】

更に、エンティティ i は、自身の最初のブロックの秘密鍵ベクトル s_{i1} 及び最後のブロックの秘密鍵ベクトル s_{iK} の中から、エンティティ m の ID 分割ベクトルであるベクトル I_{mj} に対応する列を選び出し、 S_{im} とベクトル t_i とを用いて、以下の式 (21) のような計算を行って、共通鍵 K_{im} を求める。この K_{im} はエンティティ m 側から求めた共通鍵 K_{mi} と一致する。

【0087】

【数21】

$$\begin{aligned}
 K_{im} &\equiv \left(\overrightarrow{t}_i[\overrightarrow{I}_{m_1}] \cdot \overrightarrow{s}_{i_1}[\overrightarrow{I}_{m_1}] \cdots \overrightarrow{s}_{i_K}[\overrightarrow{I}_{m_K}] \right) \\
 &\equiv g^{\alpha_{i_1} \alpha_i \alpha_{iK} H_1[i_1][m_1] \left(\sum_{j=2}^{K-1} H_j[i_j][m_j] \right) H_K[i_K][m_K]} \\
 &\equiv g^{H_1[i_1][m_1] \left(\sum_{j=2}^{K-1} H_j[i_j][m_j] \right) H_K[i_K][m_K]} \\
 &\quad (\text{mod } N) \quad \cdots (21)
 \end{aligned}$$

但し、第二式以降、 $[\overrightarrow{I}_{i_j}]$ を $[i_j]$ と略記

【0088】

(安全性の考察)

この方式では、式(22)のように設定すれば、 $K_{im} = x_{im2} \times x_{im3} \cdots \times x_{im_{K-1}}$ と表記でき、 $x_{im2}, x_{im3}, \dots, x_{im_{K-1}}$ を変数とする方程式を多数集めた場合には、原理的には鍵を偽造することができる。

【0089】

【数22】

$$\begin{aligned}
 x_{i,m_2} &= g^{H_1[i_1][m_1] H_2[i_2][m_2] \dots H_K[i_K][m_K]} \\
 x_{i,m_3} &= g^{H_1[i_1][m_1] H_3[i_3][m_3] H_K[i_K][m_K]} \\
 &\vdots \\
 x_{i,m_{K-1}} &= g^{H_1[i_1][m_1] H_{K-1}[i_{K-1}][m_{K-1}] H_K[i_K][m_K]}
 \end{aligned}$$

... (22)

【0090】

しかしながら、本発明の方式では、数学的構造を最小限に抑えており、これらの変数に分離可能という構造がないので、これらのすべての変数を独立変数として攻撃しなければならず、非常に莫大な数の結託者を必要とする。最終ブロックは乱数置換攻撃で消去するようにしても、式(22)に示す項を独立変数として攻撃しなければならないので、例えばM=10の場合、 2^{20} もの特定の方程式を集め攻撃する必要があり、安全性が向上している。

【0091】

なお、第3実施の形態では、法として素因数分解が困難な合成数Nを用いる場合について説明したが、N=Pの場合も同様に行えることは勿論である。

【0092】

【発明の効果】

以上詳述したように、本発明では、複数のセンタが設けられ、各センタはエンティティの分割した1つのID情報に対応する鍵を生成するようにしたので、すべてのエンティティの秘密を1つのセンタが握るようではなく、各センタがBig Brotherにならない。また、数学的構造を最小限に抑えているので、結託問題の回避を実現しやすく、また、暗号系の実現も容易である。更に、各エンティティが固有の秘密鍵を予め保持しているので、共通鍵生成に要する時間を大幅に短くできる。

【0093】

前述した従来の第3の方法によるID-NIKSでは、一般的に、 $L \times L$ の対称行列をセンタ秘密として、その情報の一部をL個の成分からなるベクトルとしてエンティティに配布しており、実現は非常に容易であるが結託閾値はL程度に過ぎない。これに対して、本発明の方式では、このLよりはるかに高い結託閾値を持つことができる。

【0094】

従来の方式でも、 $2^M \times 2^M$ のセンタ秘密行列を用いることにより、本発明と同程度の結託閾値を有するID-NIKSを構成することは可能である。しかしながら、そのように構成されたID-NIKSでは、鍵共有に 2^M 回の積演算またはべき乗演算が必要であって実用的ではなく、ほとんどの方式が分離可能であって一部の結託者の線形結合で表されたエンティティの秘密鍵が偽造されてしまうという問題がある。これに対して、本発明の方式では、保持する秘密鍵の数は多くなるが、多くともK-1回のべき乗演算にて共通鍵を共有することができ、鍵生成が非常に高速で行え、しかも、例え一部のエンティティが結託者の線形結合で表されたとしても、それらのエンティティの秘密鍵が偽造されるのを防ぐことができる。

【0095】

(付記)

なお、以上の説明に対して更に以下の項を開示する。

(1) センタから各エンティティへ各エンティティ固有の秘密鍵を送付し、一方のエンティティが前記センタから送付された該エンティティ固有の秘密鍵から求めた共通鍵を用いて平文を暗号文に暗号化して他方のエンティティへ伝送し、該他方のエンティティが伝送された暗号文を、前記センタから送付された該エンティティ固有の秘密鍵から求めた、前記共通鍵と同一の共通鍵を用いて元の平文に復号することにより、エンティティ間で情報の通信を行う暗号通信方法において、前記センタが複数設けられており、その複数の各センタは、各エンティティの特定情報を分割した分割特定情報をを利用して各エンティティ固有の秘密鍵を生成し、各エンティティは、自身固有の秘密鍵に含まれている、相手のエンティテ

イの分割特定情報に対応する成分を使用して前記共通鍵を生成するようにしており、各エンティティの分割特定情報に前記各エンティティ固有の乱数を加えて、前記各エンティティ固有の秘密鍵を生成する暗号通信方法。

(2) 第(1)項記載の暗号通信方法であって、前記各センタにおける秘密鍵を生成する演算式は以下である暗号通信方法。

【0096】

【数23】

$$\begin{aligned}\overrightarrow{s_{i1}} &\equiv g^{\alpha_{i1} H_1 [\overrightarrow{I_{i1}}]} \pmod{P} \\ \overrightarrow{s_{i2}} &\equiv \alpha_{i2} H_2 [\overrightarrow{I_{i2}}] \pmod{P-1} \\ &\vdots \\ \overrightarrow{s_{iK}} &\equiv \alpha_{iK} H_K [\overrightarrow{I_{iK}}] \pmod{P-1}\end{aligned}$$

【0097】

但し、

ベクトル s_{ij} : エンティティ i の j 番目の分割特定情報に対応する秘密鍵 ($j = 1, 2, \dots, K$)

[ベクトル I_{ij}] : エンティティ i の j 番目の分割特定情報

P : 素数

K : エンティティ i の特定情報の分割数

g : GF(P) の原始元

H_j : 亂数からなる $2^M \times 2^M$ の対称行列

M : エンティティ i の特定情報の分割サイズ

α_{ij} : エンティティ i の個人秘密乱数

(但し、 $\alpha_{i1} \cdots \alpha_{iK} \equiv 1 \pmod{P-1}$)

(3) 第(2)項記載の暗号通信方法であって、各エンティティにおける共通

鍵を生成する演算式は以下である暗号通信方法。

【0098】

【数24】

$$\begin{aligned}
 K_{im} &\equiv \overrightarrow{s_{i1}} [\overrightarrow{I_{m1}}] \xrightarrow{\overrightarrow{s_{i2}}} [\overrightarrow{I_{m2}}] \cdots \xrightarrow{\overrightarrow{s_{iK}}} [\overrightarrow{I_{mK}}] \\
 &\equiv g^{\alpha_{i1} \cdots \alpha_{iK}} H_1 [\overrightarrow{I_{i1}}] [\overrightarrow{I_{m1}}] \cdots H_K [\overrightarrow{I_{iK}}] [\overrightarrow{I_{mK}}] \\
 &\equiv g^{H_1 [\overrightarrow{I_{i1}}] [\overrightarrow{I_{m1}}] \cdots H_K [\overrightarrow{I_{iK}}] [\overrightarrow{I_{mK}}]} \pmod{P}
 \end{aligned}$$

【0099】

但し、

K_{im} ：一方のエンティティ i が他方のエンティティ m に対して生成する共通鍵

ベクトル s_{ij} [ベクトル I_{ij}]：エンティティ i の秘密鍵ベクトル s_{ij} に含まれ、エンティティ m の分割特定情報に対応する成分

(4) 暗号通信システムのエンティティに設けられており、平文から暗号文への暗号化処理及び暗号文から平文への復号処理の用いる共通鍵を生成する共通鍵生成装置において、前記エンティティの特定情報を分割した分割特定情報毎に作成された前記エンティティ固有の秘密鍵を格納する格納手段と、格納されている秘密鍵の中から、通信相手のエンティティの分割特定情報に対応する成分を選び出す選出手段と、選び出した成分を使用して前記共通鍵を生成する手段とを備える共通鍵生成装置。

(5) 送信すべき情報である平文を暗号文に暗号化する暗号化処理、及び、送信された暗号文を元の平文に復号する復号処理を、複数のエンティティ間で相互に行う暗号通信システムにおいて、各エンティティの特定情報を分割した分割特定情報をを利用して各エンティティ固有の秘密鍵を生成して各エンティティへ送付

する複数のセンタと、該センタから送付された自身の秘密鍵に含まれている、通信対象のエンティティの分割特定情報に対応する成分を使用して、前記暗号化処理及び復号処理に用いる共通鍵を生成する複数のエンティティとを有する暗号通信システム。

(6) 暗号通信システムにおける平文から暗号文への暗号化処理及び暗号文から平文への復号処理に用いる共通鍵をエンティティ側で生成するためのプログラムを記録してあるコンピュータでの読み取り可能な記録媒体において、前記エンティティの特定情報を分割した分割特定情報毎に作成された前記エンティティ固有の秘密鍵の中から、通信相手のエンティティの分割特定情報に対応する成分を選び出すことを前記コンピュータにさせるプログラムコード手段と、選び出した成分を使用して前記共通鍵を生成することを前記コンピュータにさせるプログラムコード手段とを有する記録媒体。

【図面の簡単な説明】

【図1】

本発明の暗号通信システムの構成を示す模式図である。

【図2】

エンティティのIDベクトルの分割例を示す模式図である。

【図3】

2人のエンティティ間における情報の通信状態を示す模式図である。

【図4】

記録媒体の実施例の構成を示す図である。

【符号の説明】

1 センタ

1 a 秘密鍵生成器

1 0, 2 0 メモリ

1 1, 2 1 成分選出器

1 2, 2 2 共通鍵生成器

1 3 暗号化器

2 3 復号器

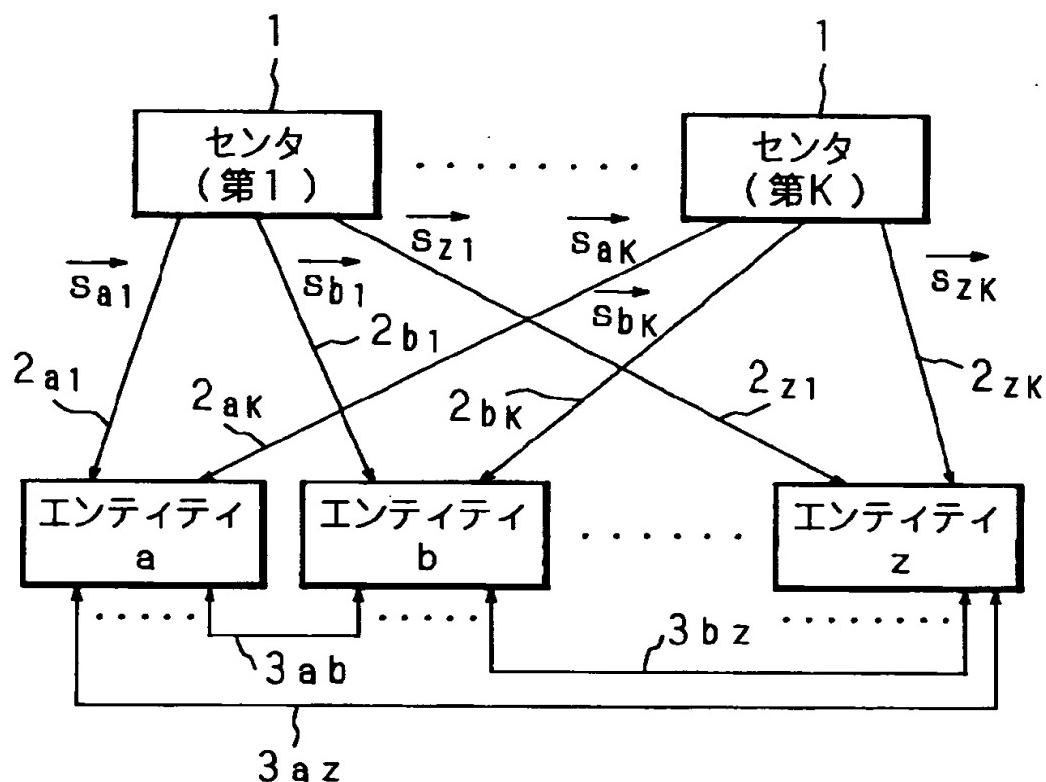
30 通信路

40 コンピュータ

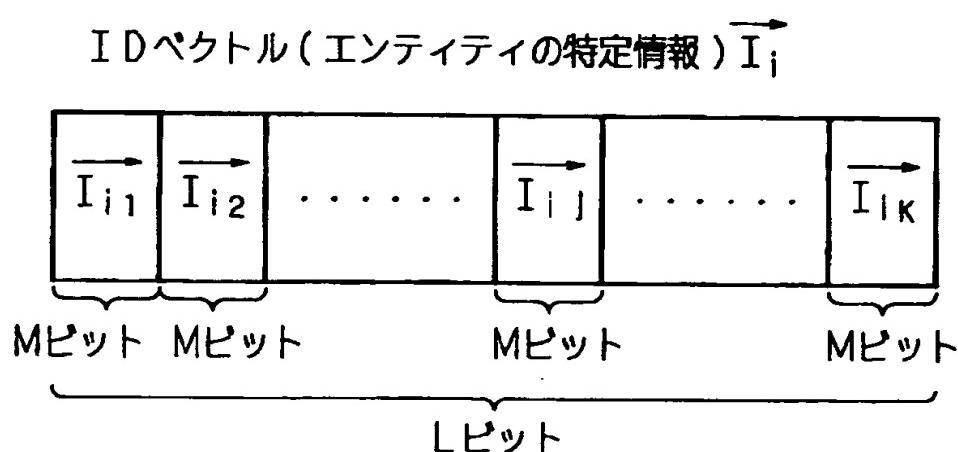
41, 42, 43 記録媒体

【書類名】 図面

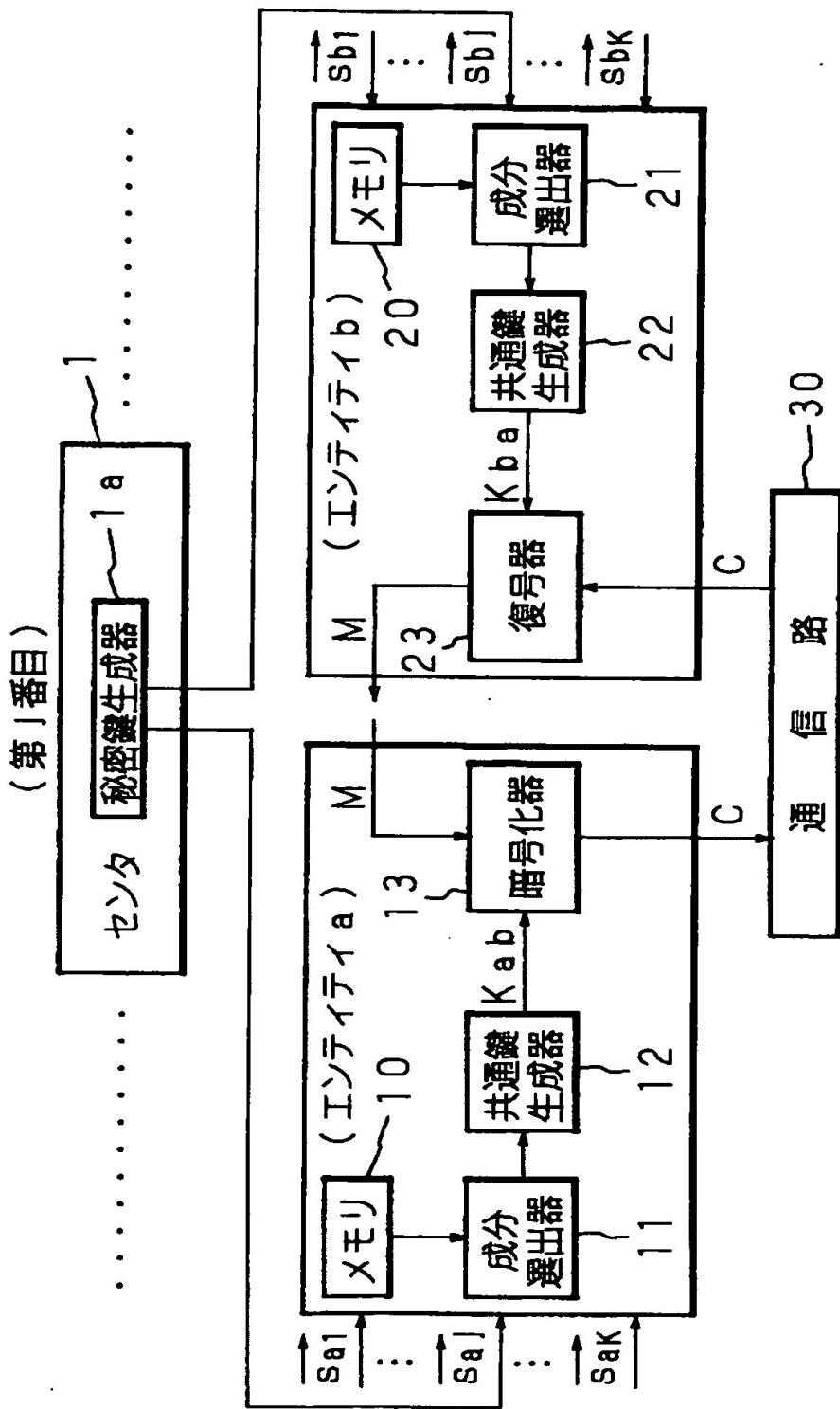
【図1】



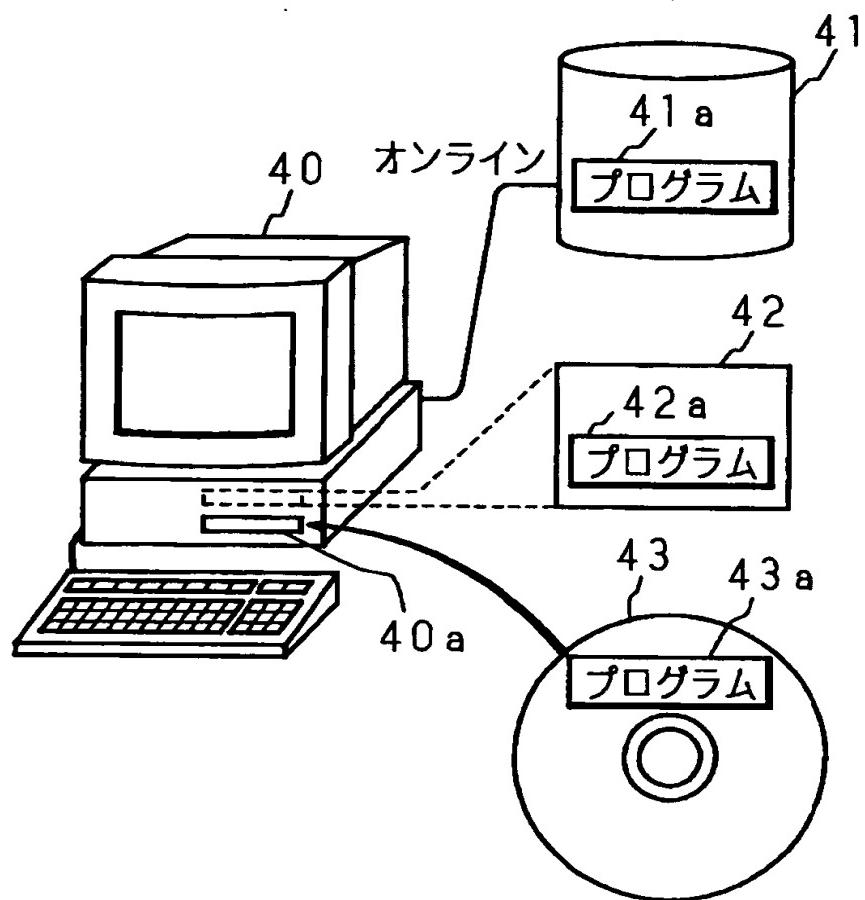
【図2】



【図3】



【図4】



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 数学的構造を最小限に抑えて、結託問題の回避を可能にし、その暗号系の構築が容易である I D - N I K S による暗号通信方法を提供する。

【解決手段】 各エンティティへ固有の秘密鍵を配布するセンタ 1 が複数設けられており、各エンティティの特定情報（I D 情報）をいくつかに分割し、その分割した特定情報毎に作成したすべての秘密鍵をエンティティに配布する。各エンティティは、自身固有の秘密鍵に含まれている、相手のエンティティの分割特定情報に対応する成分を使用して共通鍵を生成する。

【選択図】 図 1

認定・付加情報

特許出願の番号	平成11年 特許願 第016257号
受付番号	59900059607
書類名	特許願
担当官	塩崎 博子 1606
作成日	平成11年 3月 8日

<認定情報・付加情報>

【特許出願人】

【識別番号】	000006297
【住所又は居所】	京都府京都市南区吉祥院南落合町3番地
【氏名又は名称】	村田機械株式会社

【特許出願人】

【識別番号】	598159964
【住所又は居所】	東京都渋谷区神宮前四丁目2番19号
【氏名又は名称】	辻井 重男

【特許出願人】

【識別番号】	597008636
【住所又は居所】	大阪府箕面市粟生外院4丁目15番3号
【氏名又は名称】	笠原 正雄

【代理人】

【識別番号】	100078868
【住所又は居所】	大阪府大阪市中央区釣鐘町二丁目4番3号 河野 特許事務所
【氏名又は名称】	河野 登夫

次頁無

出願人履歴情報

識別番号 [000006297]

1. 変更年月日 1990年 8月 7日

[変更理由] 新規登録

住 所 京都府京都市南区吉祥院南落合町3番地
氏 名 村田機械株式会社

出願人履歴情報

識別番号 [597008636]

1. 変更年月日 1997年 1月21日

[変更理由] 新規登録

住 所 大阪府箕面市粟生外院4丁目15番3号
氏 名 笠原 正雄

出願人履歴情報

識別番号 [598159964]

1. 変更年月日 1998年11月19日

[変更理由] 新規登録

住 所 東京都渋谷区神宮前四丁目2番19号
氏 名 辻井 重男